

**This Page Is Inserted by IFW Operations
and is not a part of the Official Record**

BEST AVAILABLE IMAGES

Defective images within this document are accurate representations of the original documents submitted by the applicant.

Defects in the images may include (but are not limited to):

- **BLACK BORDERS**
- **TEXT CUT OFF AT TOP, BOTTOM OR SIDES**
- **FADED TEXT**
- **ILLEGIBLE TEXT**
- **SKEWED/SLANTED IMAGES**
- **COLORED PHOTOS**
- **BLACK OR VERY BLACK AND WHITE DARK PHOTOS**
- **GRAY SCALE DOCUMENTS**

IMAGES ARE BEST AVAILABLE COPY.

**As rescanning documents *will not* correct images,
please do not report the images to the
Image Problem Mailbox.**

THIS PAGE BLANK (USPTO)

BUNDESREPUBLIK DEUTSCHLAND

**PRIORITY
DOCUMENT**
SUBMITTED OR TRANSMITTED IN
COMPLIANCE WITH RULE 17.1(a) OR (b)



REC'D 23 NOV 1999

WIPO PCT

Bescheinigung

DE 99 / 2686

Die ROBERT BOSCH GMBH in Stuttgart/Deutschland hat eine Patentanmeldung
unter der Bezeichnung

"Vorrichtung und Verfahren zur Codierung und Decodierung von
Daten"

am 13. Oktober 1998 beim Deutschen Patent- und Markenamt eingereicht.

Die angehefteten Stücke sind eine richtige und genaue Wiedergabe der ursprüng-
lichen Unterlagen dieser Patentanmeldung.

Die Anmeldung hat im Deutschen Patent- und Markenamt vorläufig das Symbol
H 03 M 13/00 der Internationalen Patentklassifikation erhalten.

München, den 15. Oktober 1999

Deutsches Patent- und Markenamt

Der Präsident

Im Auftrag

Jerofsky

Aktenzeichen: 198 46 723.0



13.10.98 Bb/ks

5

ROBERT BOSCH GMBH, 70442 Stuttgart

10

Vorrichtung und Verfahren zur Codierung und Decodierung von Daten

Stand der Technik

15

Die Erfindung geht aus von einer Vorrichtung bzw. einem Verfahren zur Codierung und Decodierung von Daten nach der Gattung der unabhängigen Patentansprüche. Aus der DE 30 32 468 sind bereits Codierungsverfahren- und vorrichtungen bekannt, die einen sogenannten Fire-Code nutzen. Für einen derartigen Code wird ein Generatorpolynom in der Form $G(x) = P(x) (1 + x^C)$ verwendet wobei $P(x)$ ein sogenanntes irreduzibles Polynom vom Grade m ist. Die Verwendung eines derartigen Fire-Codes erlaubt bei der Decodierung eine einfache Erkennung bzw. Korrektur von Fehlern.

20

Vorteile der Erfindung

30

Durch das erfindungsgemäße Verfahren bzw. Vorrichtung zur Codierung und Decodierung kann auf einfache Weise die Redundanz des Codes verändert werden. Ein derartiger variabler Redundanz Code (VRC) kann besonders einfach zur Anpassung von Datenraten benutzt werden.

35

Weitere Vorteile und Weiterbildungen der Erfindung ergeben sich aus den abhängigen Patentansprüchen. Besonders

vorteilhaft ist bei der Decodierung wahlweise ein Gewicht auf die Fehlererkennung bzw. Fehlerkorrektur zu legen.

Zeichnungen

5

Die Erfindung wird in den Zeichnungen dargestellt und in der nachfolgenden Beschreibung näher erläutert. Es zeigen Figur 1 ein allgemeines Blockschaltbild einer Codiervorrichtung nach dem Fire-Code, Figur 2 eine Codiereinrichtung am Beispiel des Polynoms

10 $P(x) = 1 + x + x^3$, Figur 3 einer Teilvorrichtung aus Figur 1 und 2 zur Erzeugung variabler Redundanz und Figur 4 eine Decodierungsvorrichtung.

15

Beschreibung

20

In der Figur 1 wird die erfindungsgemäße Codierungsvorrichtung schematisch dargestellt. Die Gesamtvorrichtung nach der Figur 1 ist zur Codierung nach einem Fire-Code ausgebildet. Der Codierer weist einen ersten Teilcodierer 1000 auf, der die Daten 20 erhält und mittels eines irreduziblen Polynoms $P(x)$ codiert. Die Daten 20 wurden mittels einer Modulo 2 Verknüpfung des Eingangs 10 mit dem Ausgang des Teilcodierers 3000 erzeugt.

30

Der Codierer weist einen zweiten Teilcodierer 3000 auf, der ebenfalls die Daten 20 erhält und gemäß $x^C \cdot P(x)$ codiert. Zwischen diesen beiden Teilcodierern befindet sich eine Vorrichtung 2000 zur Erzeugung variabler Redundanz. Die so codierten Daten werden dann am Ausgang 30 ausgelesen. Während der ersten k Takte, d.h. in der Zeit, in der die k Eingangsbits von 10 gelesen werden, befindet sich der Schalter 4000 in der gezeichneten, geschlossenen Position. Zum anschließenden Auslesen der Redundanz (r Bits) am

Ausgang 30, wird der Schalter 4000 für die Dauer von r Takten geöffnet.

5 Durch die beiden Teilcodierer 1000 und 3000, sowie die Vorrichtung 2000 wird somit ein Generatorpolynom $G(x) = P(x) (1 + x^C)$ der Codierung realisiert.

10 In der Figur 2 wird ein Beispiel für den Codierer nach Figur 1 dargestellt. Exemplarisch sei hier ein Polynom $P(x) = 1 + x + x^3$ realisiert. Polynome haben generell die Form $P(x) = 1 + a_1 x + a_2 x^2 + \dots + a_m x^m$ wobei a den Wert 0 oder 1 annehmen kann. Beim vorliegenden Beispiel $P(x) = 1 + x + x^3$ besteht der Teilcodierer 1000 aus drei Speicherelemente eines Schieberegisters, die nacheinander angeordnet sind. Die am Eingang 10 anliegenden Bits werden
15 zunächst mit dem Ausgang des Teilcodierers 3000 Modulo 2 verknüpft. Die so erhaltenen Daten 20 werden nacheinander durch die Speicherelemente 3 hindurch geschoben. Nach dem ersten Speicherelement 3 und dem dritten Speicherelement 3 sind jeweils Modulo-2-Addierer 4 vorgesehen, die als XOR-Glieder ausgebildet sind. Beide Modulo-2-Addierer 4 werden
20 ebenfalls mit den Daten 20 beaufschlagt. Der Ausgang 1001 dieses Teilcodierers ist mit dem Eingang der nachfolgenden Teilvorrichtung 2000 verbunden, welche in Figur 3 detaillierter gezeichnet wird. Der Ausgang 1002 der Teilvorrichtung 2000 ist mit dem folgenden Teilcodierer 3000 verbunden, welcher analog zu Teilcodierer 1000 ausgeführt ist.

30 In der Figur 3 wird die Teilvorrichtung 2000 zur Erzeugung variabler Redundanz dargestellt. In der Figur 3 wird ein Schieberegister bestehend aus vier (allgemein $c-m$, wie in Figur 1 gezeigt) nacheinander angeordneten Speicherelementen 3 gezeigt. Nach jedem dieser Speicherelemente ist ein Abgriff vorgesehen, der über
35 Schalter 51, 52, 53, 54 mit Eingängen von Modulo-2-

Addierern 4 verbunden ist. Beide Eingänge dieser Modulo-2-Addierer 4 sind mit zwei der Schalter 51, 52, 53 und 54 verbunden. Der Ausgang des letzten Modulo-2-Addierers 4 ist mit dem Eingang 1002 der zweiten Teilcodiereinrichtung 3000 verbunden. Durch die Schalter 51, 52, 53, 54 kann nun wahlweise eine Verbindung der Abgriffspunkte zwischen den einzelnen Speicherplätzen des Schieberegisters unter den Modulo-2-Addierern 4 hergestellt werden. Es können nun durch Schließen der Schalter 51, 52, 53 oder 54 unterschiedliche Generatorpolynome des Gesamtcodierers nach Figur 1 und 2 realisiert werden. Da hier ein Polynom in der Form $1 + x^C \cdot P(x)$ realisiert werden soll, wird jeweils nur einer der Schalter 51, 52, 53, 54 geschlossen (d.h. es wird die Verbindung hergestellt), während alle anderen Schalter geöffnet sind (d.h. die Verbindung ist unterbrochen). Durch Schließen des Schalters 51 in Verbindung mit dem in Figur 2 gewählten irreduziblen Polynom wird z.B. ein Generatorpolynom des Kodierers der Form $(1 + x^4) \cdot (1 + x + x^3)$ realisiert, durch Schalten des Schalters 52 ein Polynom der Form $(1 + x^5) \cdot (1 + x + x^3)$, durch Schalter 53 $(1 + x^6) \cdot (1 + x + x^3)$ und durch Schalter 54 $(1 + x^7) \cdot (1 + x + x^3)$. Die gezeigte Vorrichtung ist damit in der Lage in Abhängigkeit von der Stellung der Schalter 51, 52, 53, 54 unterschiedlich viel Redundanz zur Gesamtcodierung beizutragen.

Die in den Figuren 1 bis 3 gezeigte Vorrichtung ist somit in der Lage, bei der Codierung von Daten unterschiedlich viel Redundanz zu verwenden. Durch Stellung der Schalter können variabel zwischen einem bis vier Bit zusätzliche Redundanz realisiert werden. Ein derartiger Coder kann somit verwendet werden, um variabel die Redundanz festzulegen, so daß im folgenden auch von einem VRC (variabler Redundanz Coder) gesprochen wird. Derartige VRC können vorteilhaft zur Anpassung von Redundanz an einen

Datenkanal verwendet werden. Dies ist vor allen Dingen dann von Interesse, wenn für den Übertragungskanal nur fest vorgegebene Werte für die Datenrate möglich sind, aber die Datenrate der Quelldaten variiert. Es kann dann in besonders einfacher Weise durch Hinzufügen von zusätzlichen Redundanzbits die Übertragungssicherheit erhöht werden.

Das Verfahren und die Vorrichtung zur Codierung mit variabler Redundanz wie es in den Figuren 1 bis 3 beschrieben wurde, eignet sich besonders zusammen mit einer Decodierungsvorrichtung bzw. der Decodierungsmethode nach der DE 30 32 468 verwendet wird. In der Figur 4 wird daher noch einmal als Übersichtsschaubild der Decoder nach der Figur 1 der De 30 32 468 gezeigt. Die Daten werden auf einen Eingang 100 gegeben um dann in mehreren aufeinanderfolgenden Registern 101, 102, 103, 104 ausgewertet zu werden. Bei den Registern 101 und 104 handelt es sich um übliche Decodierungsvorrichtungen die zur Decodierung nach dem Polynom $P(x)$ ausgebildet sind. Das Schieberegister 102 weist b Speicherplätze und das Schieberegister 103 $C-m-b$ Speicherplätze auf. Bei C handelt es sich um die Potenz des Polynoms $1 + x^C$ und m ist der Grad des Polynoms $P(x)$. Praktische Relevanz für korrigierende Codes haben lediglich Werte von c , die größer sind, als der Wert von m . Bei der Zahl b handelt es sich um eine wählbare Größe durch die vorgegeben wird, wieviel Fehler korrigierbar sein sollen. Die Zahl b ist auf jeden Fall geringer als das Minimum der Zahlen m und $(c+1)/2$. Die Register 102 und 103 sind nun derartig ausgebildet, daß durch Schalter, wie dies bereits zur Figur 3 beschrieben wurde, Schieberegister variabler Länge erzeugt werden. Es kann somit in Abhängigkeit von den vorgegebenen Parametern, die Länge des Registers 102 und die Länge des Registers 103 frei eingestellt werden. Durch diese Maßnahme kann somit die Decodierung der codierten Daten variabel gehandhabt

werden. In Abhängigkeit davon welcher Wert für C bei der Codierung gewählt wurde, wird der Wert von C eingestellt.

Weiterhin hat der Benutzer noch die Freiheit zu entscheiden, ob es ihm wichtiger ist Datenfehler zu korrigieren oder Datenfehler zu erkennen. In Abhängigkeit davon wird er die Größen b und d auswählen.

Wie bereits in DE 30 32 468 beschrieben wurde, werden die Daten so lange am Eingang 100 angelegt, bis in den Registern 101 und 104 das gleiche Bitmuster auftritt. Dies wird durch den Vergleicher 105 festgestellt. Wenn außerdem im dritten Register 103 nur Nullen enthalten sind, dann tritt im zweiten Register 102 das gesuchte Fehlermuster auf. Die Bedingung, daß alle Registerplätze im Register 103 eine Null aufweisen wird durch das NOR-Glied 106 festgestellt und es wird nur dann ein „Error-Trapped“ - Signal am Ausgang 107 ausgegeben, wenn das UND-Glied 108 sowohl ein Signal vom NOR-Glied 106 und vom Vergleicher 105 erhält. Wie bereits in der DE 30 32 468 beschrieben wurde, wird das dann im Register 102 enthaltene Fehlermuster über die Codierstufe 109 in einen Vektor mit m-Bits transformiert und in der Multiplizierstufe 110 mit den entsprechenden Werten des Registers 104 multipliziert. Durch die Logikschaltung 111 kann das Ergebnis der Multiplizierstufe 110 dann, wie bereits in der DE 30 32 468 beschrieben wurde, dazu verwendet werden festzustellen, welche Bits fehlerhaft sind.

Ein Beispiel: Als VRC-Code wird ein Fire-Code eingesetzt, der die Fähigkeit besitzt, Bündelfehler zu korrigieren. Sei dieser Fire-Code nach der DE 30 32 468 definiert als $G(x) = (1 + x^c) \cdot P(x)$, mit e , $e \leq 2^m - 1$, der Periode des irreduziblen Polynoms $P(x)$ vom Grad m . Die Periode des Polynoms $P(x)$ bestimmt in Verbindung mit c die Länge des

gewählten Codes, d.h. die Länge eines VRC-kodierten Datenpackets ist auf maximal $n = k + r = \text{KGV}\{e, c\}$

beschränkt, wobei $\text{KGV}\{a, b\}$ das kleinste gemeinsame Vielfache von a und b bezeichnet.

5 Die Höhe der durch diesen Fire-Code eingefügten Redundanz sei $r = c + m$ [Bits]. Der Wert c sollte dann der Bedingung $c \geq 2 \cdot b - 1$ genügen, wobei b die Länge eines Bündelfehlers darstellt, der noch mit Hilfe dieses Codes korrigiert werden kann und maximal den Wert m annehmen kann (d.h. $b \leq m$). Wird dieser Blockcode anschließend noch mit Hilfe eines Interleavers über v Datenrahmen verteilt, so wird seine Korrekturfähigkeit um den Faktor v verbessert auf $b' = b \cdot v$, d.h. tritt in den v Datenrahmen ein einziger Burstfehler mit maximalen Länge $b' = b \cdot v$ auf, so werden diese v Datenrahmen korrekt rekonstruiert.

10 Um stets eine sinnvolle, maximale Fehlererkennung zu gewährleisten, aber ein Kompromiß zwischen Fehlererkennung und Fehlerkorrektur eingegangen werden muß, werden typischerweise kleine Werte für b gewählt. Denn mit d , der Länge eines erkennbaren Fehlerbündels eines Datenrahmens, und b , der Länge korrigierbarer Bündelfehler, gilt: $d = c + 1 - b$. D.h. tritt bei der Übertragung eines Datenrahmens ein einziger Bündelfehler in diesem Rahmen auf, so kann der Decoder diesen Bündelfehler vollständig korrigieren, solange die Länge des Bündelfehlers den Wert von b [Bits] nicht überschreitet. Übersteigt die Länge des Bündelfehlers den Wert von b , so kann er zwar nicht mehr korrigiert werden, die Dekodiereinrichtung erkennt diesen Bündelfehler allerdings noch - unter der Voraussetzung, daß der Burst nicht länger ist als der Wert von d . Tritt jedoch ein Bündelfehler mit einer Länge größer als d auf, so kann es passieren, daß der Dekoder diesen Fehler nicht mehr erkennt und eventuell falsch korrigiert. D.h. der Dekoder

„glaubt“, den Datenrahmen korrekt rekonstruiert zu haben, obwohl er immer noch fehlerhaft ist.

5 Auch die Fähigkeit des Dekoders, Bündelfehler zu erkennen, wird durch einen über v Datenrahmen wirkenden Interleaver um den Faktor v verbessert auf $d' = d \cdot v$, d.h. tritt in den v Datenrahmen ein einziger, zusammenhängender Burstfehler mit maximaler Länge $d' = d \cdot v$ auf, so werden dieser Burstfehler vom Code noch erkannt.

10 Figur 4 stellt ein Beispiel für eine Implementierung eines VRC-Codes mittels Fire-Code dar. Zuerst wird das irreduzible Polynom $P(x)$ ausgewählt. Hier sei folgendes Polynom der Länge $m = 16$ [Bits] gewählt:

15 $P(x) = 11000000100000011 = 1 + x + x^8 + x^{15} + x^{16}$, mit $m = 16$, Periode $e = 257 = 2^8 + 1$.

Daraus folgt eine maximale Codelänge von $\text{KGV}\{e, c\} = 257 \cdot c$ [Bits], in Abhängigkeit von der Einstellung für c . Der Wert für c ergibt sich unmittelbar aus der bekannten Blocklänge k des zu kodierenden Datenstroms und der ebenfalls vorgegebenen Blocklänge n der VRC-kodierten Daten auf dem physikalischen Kanal. Mit $n = k + r$, der Redundanz $r = c + m$ und dem festen Wert $m = 16$ ergibt sich $c = r - m = n - k - m$.

20 Die Eigenschaften der (Bündel-)Fehlerkorrektur und der (Bündel-)Fehlererkennung können nun gegeneinander abgeglichen werden. Fehlerkorrektur kann zwischen $b = 0$ und $b = \min \{ m, (c + 1) / 2 \}$ gewählt werden, wobei die Wahl von b wegen $d = c + 1 - b$ direkten Einfluß auf die Erkennungsfähigkeiten des VRC-Codes hat. Ein Kompromiß ist nötig.

30 Beispiel: Vorgegeben seien die Werte $k = 280$, die Länge eines Quelldatenrahmens, $n = 320$, die geforderte Anzahl

35

Bits pro Datenrahmen nach der VRC-Kodierung und $m = 16$ mit $P(x)$ wie oben.

Die zuzufügende Redundanz ergibt sich somit zu

$r = n - k = 320 - 280 = 40$. Mit $m = 16$ wird nun c zu

$c = 24$. Die Korrekturfähigkeit des Codes soll sich auf

$b = 3$ [Bits] beschränken, um so eine relativ hohe

Fehlererkennung von $d = c + 1 - b = 24 + 1 - 3 = 22$ [Bits]

zu gewährleisten. Das bedeutet, daß ein Bündelfehler bis zu

einer Länge von 22 Bits vom Decoder nicht falsch korrigiert

wird, sondern als Fehler erkannt wird. Entweder wird der

Dekodiervorgang in einem solchen Fall mit einer

Fehlermeldung abgebrochen oder aber der dekodierte Bitstrom

wird als fehlerhaft markiert. Tritt jedoch ein Bündelfehler

von lediglich 3 Bit Länge in einem Datenrahmen der Länge

$n = 320$ auf, so kann dieser vollständig korrigiert werden;

der Quellbitstrom wird fehlerfrei rekonstruiert.

Die Implementierung dieses flexiblen Codes, dessen

Eigenschaften dynamisch den äußeren Voraussetzungen

angepaßt werden kann, erfordert keine besonderen

Veränderungsmaßnahmen an der Architektur des Decoder nach

der Figur 4 bzw. der DE 30 32 468. Die Veränderung der

beiden Parameter c und b bewirkt lediglich, daß die

Register 102 und 103 des Decoders mit variabler

(logischer) Länge ausgelegt werden müssen. Zusätzlich

bestimmen die Extremwerte von c und b die Breite der in

Figur 4 gezeigten NOR-Gatter 106 und der Codierstufe 109.

Im o.a. Beispiel wurde ein Code mit $c = 14$ betrachtet. Das

bedeutet, daß die unverkürzte Codelänge, d.h. die maximal

zulässige Anzahl Bits n in einem gültigen Codewort

$n_{\max} = (k + r)_{\max} = e \cdot c = \text{KGV}\{257, 24\} = 6168$ [Bits]

beträgt. Der Code wurde allerdings als verkürzter Code mit

$n = 320$ realisiert. Verkürzte Codes i.a. und stark

verkürzte Codes im besonderen, haben die Eigenschaft, daß

ihre Fehlerschutzcharakteristik $d' > d$ und $b' > b$ teilweise erheblich besser ist, als die Eigenschaften (d und b) des unverkürzten Muttercodes. Eine quantitative Aussage über diese Verbesserung ist jedoch lediglich experimentell

ermittelbar.

5

10



13.10.98 Bb/ks

5

ROBERT BOSCH GMBH, 70442 Stuttgart

Ansprüche

10

1. Vorrichtung zur Codierung von Daten nach einem Fire-Code $G(x) = P(x)(1 + x^C)$, wobei $P(x)$ ein irreduzibles Polynom vom Grade m ist, dadurch gekennzeichnet, daß der Wert für C in vorgegebenen Grenzen frei einstellbar ist.

15

2. Vorrichtung nach Anspruch 1, dadurch gekennzeichnet, daß die obere Grenze für C durch einen Maximalwert vorgegeben wird, und daß die Codierungseinrichtung Speicherelemente (3) und Modulo-2-Addierer (4) aufweist, deren Zahl der Maximalzahl entspricht, und daß Schalter (51, 52, ... 53, 54) vorgesehen sind, durch die die Speicherplätze (3) und Modulo-2-Addierer (4) zu einem Coder entsprechend dem gewählten Wert für C zusammenschaltbar sind.

20

3. Decoder zur Decodierung von Daten nach einem Fire-Code $G(x) = P(x)(1 + x^C)$, wobei $P(x)$ ein irreduzibles Polynom vom Grade m ist, dadurch gekennzeichnet, daß der Wert für C in vorgegebenen Grenzen frei einstellbar ist.

30

4. Decoder nach Anspruch 3, dadurch gekennzeichnet, daß ein Schieberegister (103) vorgesehen ist, wobei die Länge des Schieberegisters (103) in Abhängigkeit vom Wert für C einstellbar ist.

5. Decoder nach Anspruch 4, dadurch gekennzeichnet, daß ein zweites Schieberegister (102) vorgesehen ist, dessen Länge auf einen Wert B einstellbar ist, wobei B auf jeden Fall kleiner als M ist, und wobei durch B die maximale Anzahl der korrigierbaren Bitfehler angegeben wird.

6. Verfahren zur Codierung von Daten nach einem Fire-Code $G(x) = P(x)(1 + x^C)$, wobei $P(x)$ ein irreduzibles Polynom vom Grade m ist, dadurch gekennzeichnet, daß der Wert für C in vorgegebenen Grenzen frei einstellbar ist.

7. Verfahren zur Decodierung von Daten nach einem Fire-Code $G(x) = P(x)(1 + x^C)$, wobei $P(x)$ ein irreduzibles Polynom vom Grade m ist, dadurch gekennzeichnet, daß der Wert für C in vorgegebenen Grenzen frei einstellbar ist.

8. Verfahren nach 7 dadurch gekennzeichnet, daß die Werte b und d (gemäß der Beschreibung) für die Fehlerkorrektur- und Erkennungseigenschaften der eingefügten Redundanz in vorgegebenen Grenzen und gemäß $d = c + 1 - b$ frei einstellbar sind.

9. Verfahren nach 8 dadurch gekennzeichnet, daß die Werte b und d (gemäß der Beschreibung) für die Fehlerkorrektur- und Erkennungseigenschaften der eingefügten Redundanz an die jeweilige Qualität des Übertragungskanals (z.B. Bitfehlerrate) angepaßt werden.

13.10.98 Bb/ks

5

ROBERT BOSCH GMBH, 70442 Stuttgart

10

Vorrichtung und Verfahren zur Codierung und Decodierung von Daten

Zusammenfassung

15

Es wird ein Verfahren und eine Vorrichtung zur Codierung oder Decodierung von Daten vorgeschlagen. Dafür wird ein Fire-Code mit einem Polynom $G(x) = P(x) (1 + x^C)$ verwendet, wobei der Wert von C variabel gewählt werden kann. Zusätzlich können die Fehlerkorrektur- und

20

Erkennungseigenschaften der eingefügten Redundanz in der Dekodiereinrichtung unabhängig von der Kодиereinrichtung eingestellt werden. Diese Eigenschaften sind lediglich von der Anzahl der eingefügten Redundanzbits abhängig.

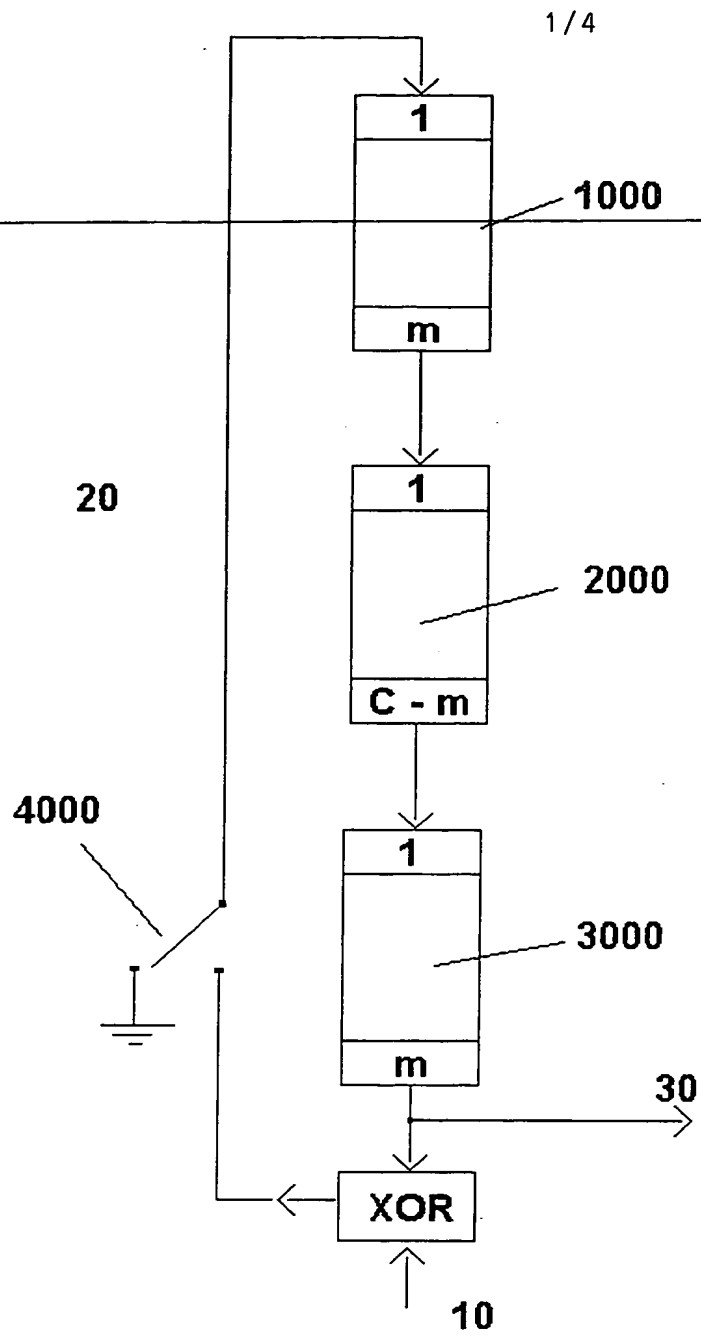


Fig. 1

$$G(x) = 1 + x + x^3 + x^c + x^{c+1} + x^{c+3}$$

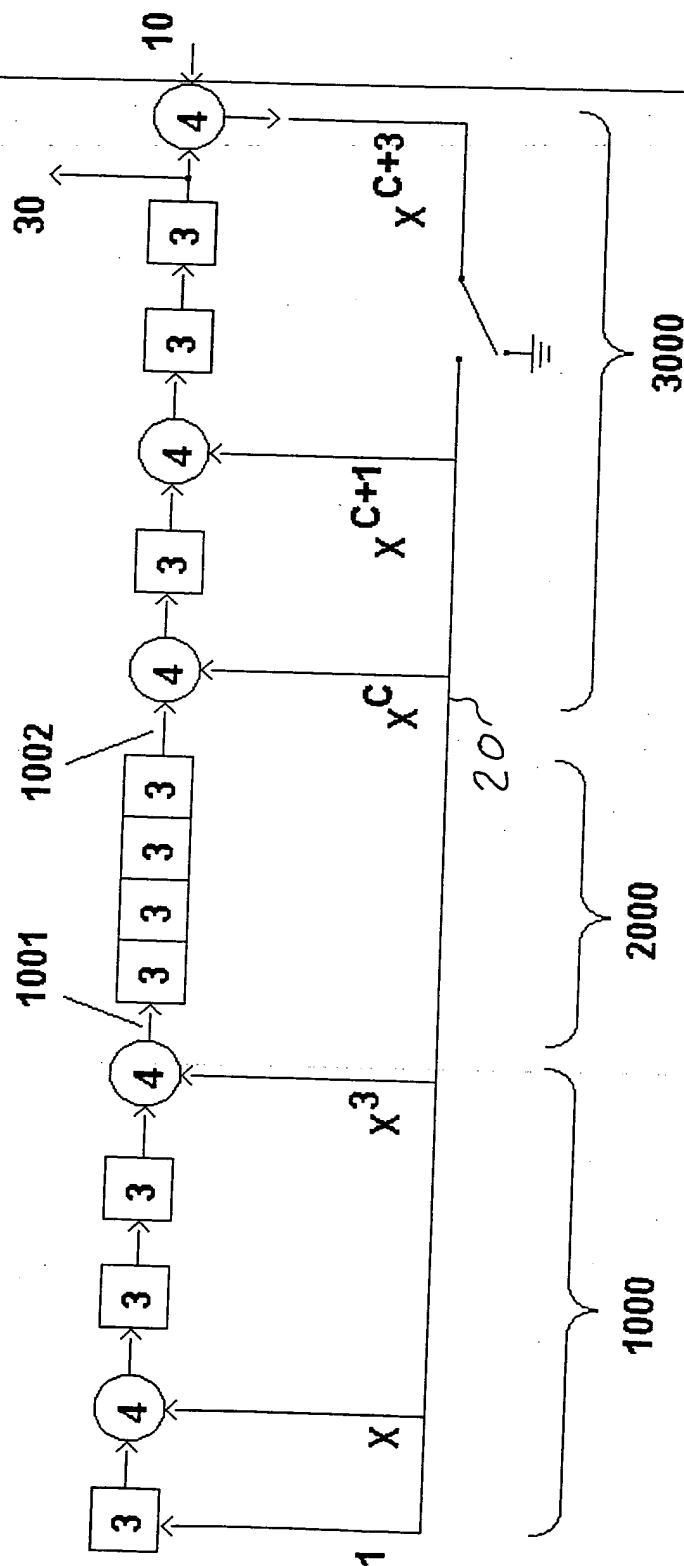


Fig. 2

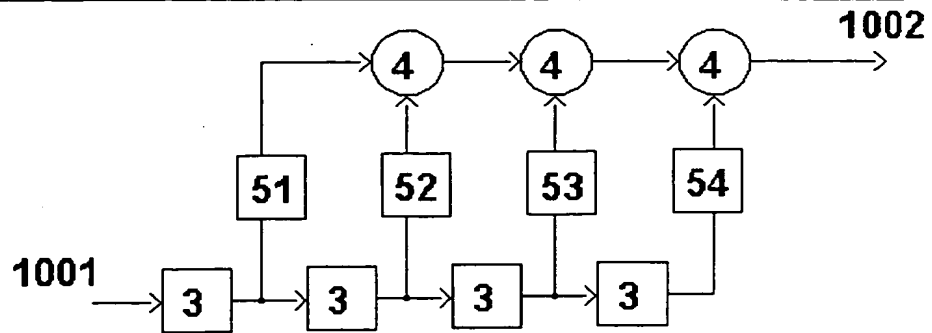


Fig. 3

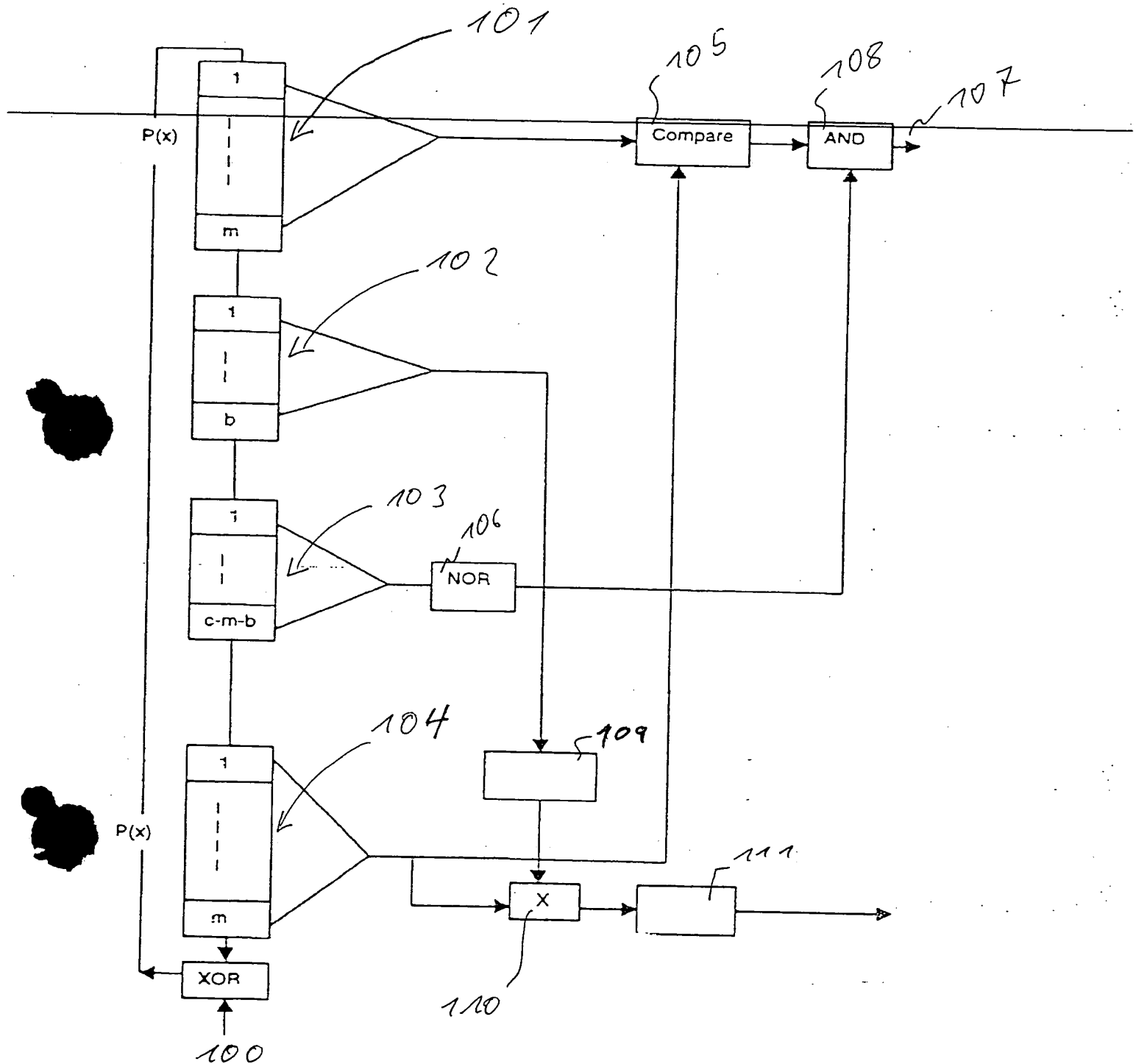


Fig. 4